

This Page Is Inserted by IFW Operations
and is not a part of the Official Record

BEST AVAILABLE IMAGES

Defective images within this document are accurate representations of the original documents submitted by the applicant.

Defects in the images may include (but are not limited to):

- BLACK BORDERS
- TEXT CUT OFF AT TOP, BOTTOM OR SIDES
- FADED TEXT
- ILLEGIBLE TEXT
- SKEWED/SLANTED IMAGES
- COLORED PHOTOS
- BLACK OR VERY BLACK AND WHITE DARK PHOTOS
- GRAY SCALE DOCUMENTS

IMAGES ARE BEST AVAILABLE COPY.

**As rescanning documents *will not* correct images,
please do not report the images to the
Image Problem Mailbox.**

File 347:JAPIO OCT 1976-2001/Feb.(UPDATED 010604)

(c) 2001 JPO & JAPIO

*File 347: JAPIO data problems with year 2000 records are now fixed.
Alerts have been run. See HELP NEWS 347 for details.

Set	Items	Description
---	-----	-----
?ss	pn=(7016200 or 56002671 or 9214488)	
	S1	1 PN=7016200
	S2	1 PN=56002671
	S3	1 PN=9214488
	S4	3 PN=(7016200 OR 56002671 OR 9214488)
?t	s4/4/all	

4/4/1

FN- DIALOG(R)File 347:JAPIO|
CZ- (c) 2001 JPO & JAPIO. All rts. reserv.|
TI- RESOURCE MANAGEMENT SYSTEM FOR WIDE BAND MULTI-POINT BRIDGE
PN- 09-214488 -J P 9214488 A-
PD- August 15, 1997 (19970815)
AU- KOOMATSUKU JIEI SURIINAN
PA- LE-SENTO TECHNOL INC [000000] (A Non-Japanese Company or Corporation),
US (United States of America)
AN- 08-306091 -JP 96306091-
AD- November 18, 1996 (19961118)
PR- 7-560,446 [US 560446-1995], US (United States of America), November 17,
1995 (19951117)
IC- -6- H04L-012/18; G06F-013/00; G06F-015/00; H04L-012/28; H04Q-003/00
CL- 44.3 (COMMUNICATION -- Telegraphy); 44.4 (COMMUNICATION -- Telephone)
; 44.6 (COMMUNICATION -- Television); 45.2 (INFORMATION PROCESSING
-- Memory Units); 45.4 (INFORMATION PROCESSING -- Computer
Applications)
KW- R102 (APPLIED ELECTRONICS -- Video Disk Recorders, VDR)

4/4/2

FN- DIALOG(R)File 347:JAPIO|
CZ- (c) 2001 JPO & JAPIO. All rts. reserv.|
TI- ENDOSCOPE OF COVER SYSTEM
PN- 07-016200 -J P 7016200 A-
PD- January 20, 1995 (19950120)
AU- TAKASE SEISUKE
PA- OLYMPUS OPTICAL CO LTD [000037] (A Japanese Company or Corporation), JP
(Japan)
AN- 05-164729 -JP 93164729-
AN- 05-164729 -JP 93164729-
AD- July 02, 1993 (19930702)
IC- -6- A61B-001/00; A61B-001/00
CL- 28.2 (SANITATION -- Medical)
KW- R012 (OPTICAL FIBERS); R098 (ELECTRONIC MATERIALS -- Charge Transfer
Elements, CCD & BBD)
AB- PURPOSE: To simplify mounting and dismounting when an insertion part is
inserted into the insertion part cover part of an endoscope by
opening a feed air discharge port on the front end side of the
insertion part cover part or opening the feed air discharge port near
the front end of the insertion part.

CONSTITUTION: The insertion part 18 of the endoscope 11 for the cover
is inserted into an endoscope insertion port 48 of the insertion part
cover part 13 at the time of mounting the endoscope 11 for the cover
on the insertion part cover part 13. The insertion part 18 is guided

through the endoscope insertion port 48 into a sheath 32 from a cover juncture 33. The air in an expansion channel 51 is fed via an expansion mouthpiece 50 through an expander and is fed through the feed air discharge port 52 into the sheath 32. The feed air discharge port 52 of the expansion channel 51 is opened on the front end side in the insertion part cover part 13 and, therefore, the feed air discharge port 52 for expanding the cover is not closed during the insertion of the insertion part 18 and the insertion part is easily inserted before the front end part 31 of the insertion part cover and the front end of the insertion part 18 come into collision against each other. The rapid mounting with the simple operation is thus possible.

4/4/3

FN- DIALOG(R)File 347:JAPIO|

CZ- (c) 2001 JPO & JAPIO. All rts. reserv. |

TI- MANUFACTURE OF SEMICONDUCTOR DIAPHRAGM

PN- 56 -002671 -JP 56002671 A-

PD- January 12, 1981 (19810112)

AU- TOMINAGA TAMOTSU

PA- NISSAN MOTOR CO LTD [000399] (A Japanese Company or Corporation), JP
(Japan)

AN- 54-078115 -JP 7978115-

AN- 54-078115 -JP 7978115-

AD- June 22, 1979 (19790622)

IC- -3- H01L-029/84

CL- 42.2 (ELECTRONICS -- Solid State Components)

KW- R005 (PIEZOELECTRIC FERROELECTRIC SUBSTANCES); R044 (CHEMISTRY --
Photosensitive Resins)

SO- Section: E, Section No. 51, Vol. 05, No. 51, Pg. 79, April 10, 1981
(19810410)

AB- PURPOSE: To obtain a pressure sensitive region which has high accuracy in thickness by a method wherein on a region of a semiconductor substrate on which a pressure sensitive region is to be built a stopper film is formed and a semiconductor layer is formed by epitaxial growth all over the surface and a polycrystalline semiconductor layer is formed on the stopper film and solely polycrystalline layer is removed by etching.

CONSTITUTION: A surface 12 on an N-type Si substrate 11 is polished to be flat as mirrors, and a stopper film 13 which is composed of Si(sub 3)N(sub 4) etc. which are insoluble in etching solution for Si is provided corresponding to the region on which a pressure sensitive region is to be built, and over all surface of them an Si layer 14 which has N-type impurity is grown by epitaxial growth and on a polycrystalline Si layer 15 is grown on the film 13. Next a back surface 12' of the substrate 11 is polished to be changed a new back surface 12'' and it is polished to be flat as mirrors, and an SiO(sub 2) film 17 is applied and an opening is perforated on it corresponding to the polycrystalline layer 15 and a P-type resistance region 16 is grown by diffusion within the substrate 11. And an Al wiring 18 is applied on the region 16 and wax 19 is applied over it, and utilizing phenomenon by which polycrystalline material is etched away more rapidly the polycrystalline layer 15 is solely etched away, and the exposed substrate 11 is used as a pressure sensitive region 20.

?

?ss pn=9247190

S6

1 PN=9247190

?t s6/4/1

公知

(19) 日本国特許庁 (JP)

(12) 特許公報 (B 2)

(11) 特許出願公告番号

特公平 7-16200

(24) (44) 公告日 平成7年(1995)2月22日

(51) Int. Cl. ° H 0 4 L 12/40	識別記号 7341-5 K	庁内整理番号 F I H 0 4 L 11/00 3 2 1	技術表示箇所
----------------------------------	------------------	--------------------------------------	--------

請求項の数 2

(全 2 3 頁)

(21) 出願番号	特願平2-103256
(22) 出願日	平成2年(1990)4月20日
(65) 公開番号	特開平2-296431
(43) 公開日	平成2年(1990)12月7日
(31) 優先権主張番号	89810299.1
(32) 優先日	1989年4月21日
(33) 優先権主張国	欧州特許機構 (E P)

公開 0393293

(71) 出願人	999999999 インターナショナル・ビジネス・マシー ズ・コーポレーション アメリカ合衆国10504、ニューヨーク州 アーモンク (番地なし)
(72) 発明者	メーディ・エム・ナセツヒ スイス国ツエー・ハー8134アルリスヴィル、 ホルトヴエク2番地
(72) 発明者	エルヴィン・アー・ツルフルー スイス国ツエー・ハー8206フェルトマイレ ン、ヘーレンシュトラッセ24番地
(74) 代理人	弁理士 頓宮 孝一 (外1名)

審査官 関川 正志

最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 通信ネットワークアクセス方法及び装置

1

【特許請求の範囲】

【請求項 1】 互いに反対方向の 2 つの単一方向性のバスと、該バスに接続された複数のステーションと、上記バス上に一定の間隔でタイムスロットを生成する少なくとも 1 つの先頭ユニットとを有する通信ネットワークへのアクセスを調整するための下記の (a) ないし (f) のステップを含む方法。

(a) 連続的なサイクルの間、順次的なサイクル番号と初期値がゼロの予約カウントとを有する予約コマンドを上記バス上に定期的に発行するステップ。

(b) 各ステーションによつて当該ステーションのデータ伝送のためのスロット要求の数を表わす要求カウントだけ上記予約カウントを増分するステップ。

(c) 各ステーションにおいて予約カウントを増分するのに用いられた各要求カウントと予約コマンドのサイク

2

ル番号とを自己のローカル予約待ち行列に記憶するステップ。

(d) 全てのステーションを通つた各予約コマンドについて、当該予約コマンドに含まれていたサイクル番号及び関連する累算された予約カウントを大域予約待ち行列に記憶するステップ。

(e) 上記連続的なサイクルの各サイクルごとに、対応するサイクル番号を有するサイクル開始コマンドを発行し、そのサイクル番号について上記大域予約待ち行列において記憶された累算された予約カウントに等しい数の空スロットのシーケンスを上記サイクル開始コマンドに続いて送出するステップ。

(f) 各ステーションにおいて、自己のサイクル番号を有する開始コマンドを検出した後にデータ伝送のための r 個の空スロットをアクセスするステップ (ただし、r

10

は当該ステーションの上記ローカル予約待ち行列において記憶された対応するサイクル番号を有する要求カウントである)。

【請求項2】互いに反対方向の2つの単一方向性のバスと、該バスに接続された複数のステーションと、上記バス上にタイムスロットを生成する少なくとも1つの先頭ユニットとを含み、各ステーションは通過する予約フィールドの内容を修正することによつてスロットのアクセスを要求し未処理のアクセス要求に関するレコードを保存するような通信ネットワークにおける複数のアクセスの要求を処理する装置であつて、

(a) 上記先頭ユニットの各々において、順次的なサイクル番号と初期値がゼロの予約カウントとを有する予約コマンドを定期的に送出する手段と、サイクル番号及び関連する予約カウントを有するエントリを各位置に順番に記憶していく大域予約待ち行列と、予約コマンドを受取つて該受取つた各予約コマンドからサイクル番号及び累算された予約カウントを上記大域予約待ち行列における1つの位置に転送する手段と、順次的なサイクル番号を有する開始コマンドを送出し、該開始コマンドの送出後に対応するサイクル番号を有する大域予約待ち行列において記憶された予約カウントに等しい数の空スロットを送出する手段と、

(b) 上記ステーションの各々において、サイクル番号と関連するローカルに要求されたスロットカウントとを有するエントリを各位置に順番に記憶していくローカル予約待ち行列と、バスを伝播する予約コマンドからサイクル番号を抽出して当該予約コマンドにおける予約カウントをローカルに要求されたスロットカウントだけ増分する手段と、抽出されたサイクル番号とローカルに要求されたスロットカウントを一緒に上記ローカル予約待ち行列における1つの位置に挿入する手段と、バスを伝播する開始コマンドにおけるサイクル番号と上記ローカル予約待ち行列の1つの位置におけるサイクル番号とを比較して、一致するサイクル番号を記憶する位置におけるスロットカウントの値によつて示される数の空スロットでデータを伝送する手段と、を有する通信ネットワークアクセス装置。

【発明の詳細な説明】

A. 産業上の利用分野

本発明は折重ね式バス構成又は2重バス構成の単方向バス構造及びこれらのバス間に接続された複数のステーションを有する通信ネットワークにおける伝送媒体へのアクセスに関する。さらに詳しくいえば、本発明は循環予約手法の原理に基づいて伝送媒体へのアクセスを調整するための方法及び装置に関する。

B. 従来の技術及びその課題

複数のノード又はステーションが共通の伝送媒体へのアクセス権を獲得するような幾つか種類のネットワークが

知られている。そのようなシステムの例としてたとえば衝突検知を有する単一バスネットワーク、トークンリングネットワーク、トークンバスバスネットワークなどがある。最近、共通の伝送媒体への複数のアクセスに関する別の技術を提供するネットワークに対する関心が高まっている。これらのシステムは2つの並列的なバスを有し、これにより情報の伝送を互いに反対方向で行うようにしている。先頭のステーションによつてスロットが一定の間隔で送出され、これらのスロットはデータ伝送のためノードステーションによつて使用される。各ノードステーションは通過するスロットのアクセス制御フィールドにおいてアクセス要求を事前に伝送することによつてアクセスの要求をしなければならない。各ノードステーションは自己のアクセス要求を出す前に他のステーション(要求伝送方向において上流に所在する)からのアクセス要求の数を保存し、自己のデータの伝送のための次の空スロットを占める前に、示されたカウント値と同じだけの空きスロットを通過させる(他のステーションによる使用のため)。

そのようなシステムの例が、R. M. Newmanらによる“The QPSX MAN”, IEEE Communications Magazine、第26巻第4号(1988年4月)第20頁ないし第28頁、及び“Distributed Queue Dual Bus (DQDB) Metropolitan Area Network (MAN)”, Draft D6 (Proposed IEEE Standard 802.6)、1988年11月15日、に記載されている。

これらの公知の分散型待ち行列システムは限定的な数のステーションを有するネットワークにはよく適合するが、容認できない不利益を伴っており、ステーションの数が数百に達し、かつ、伝送バスの長さが数キロメートルのオーダーであるときにはそのシステムは非能率的となる場合がある。

これらの欠点は特に、上流に所在するステーション(要求の伝送方向において)が優先されるよう各ステーションが要求を送る前に空のアクセス要求フィールドを待たなければならないという事実に起因する一定のステーションについての“不公平さ”と、中断なく1つのデータパケットの各部分を送りたいと欲するステーションのために一連の連続的なスロットの利用可能性を保証することができないことである。

S. B. Caloらによる“Poll Actuated Multiple Access Technique for Broadgathering Systems” IBM Technical Disclosure Bulletin、第30巻第1号(1987年6月)第72頁ないし第75頁に示される論文において、複数のステーションが接続された2重バスシステムが開示されている。これらのバスへのアクセスを制御するため、歩調手段がネットワークの一方の端に設けられ、ポーリング手段がネットワークの他方の端に設けられる。歩調手段は時間をデータ伝送のためにステーションで使用できる連続的なスロットに区分する。ポーリン

グ手段はオペレーションサイクルによつてフレームサイクル構造を義務付ける。各ステーションは任意のサイクルにおいて限定された数だけのスロットを用いることができる。

この手法によれば、そのトポロジ的な状況によつて特定のステーションがシステムを支配する（他のステーションのために空スロットを残さない）という可能性はなくなる。しかしながら、その一方でこの手法は欠点がある。各ステーションに対して許容されるスロットの数は中央管理機構で固定され（すなわち決められ）てしまうので、アクティビティの非常に大きいステーションが必要な数のスロットを1サイクルで伝送できず、一方でアクティビティの小さいステーションが1サイクルで1つもスロットを使用しないというような状況がしばしば発生しうる。したがって伝送ネットワークの最適な利用ができない。

したがって本発明の目的は全てのステーションがそのシステムにおける位置とは無関係に現在の必要度に応じて公平な取扱いを受けることのできる、バス通信ネットワークのための多重アクセス方法及び装置を提供することである。

本発明の他の目的はステーションによる前のアクセス要求に基づいて各ステーションに妥当な時間内に伝送媒体への必要なアクセスを保証する多重アクセス方法及び装置を提供することである。

本発明の他の目的は互いに反対方向の単一方向バスを有するネットワークに接続されたステーションに対して、各ステーションの現在の必要度に応じてアクセス権を正確かつ個別に適合させ、かつ、各ステーションの公平な取扱いを保証する多重アクセス手法を提供することである。

本発明の他の目的は各ステーションに対して各自の数のスロットが以前に要求された場合に連続的な空スロットのシーケンスの利用可能性を保証する、互いに反対方向の単一方向バスを有する通信ネットワークのための多重アクセス手法を提供することである。

C. 課題を解決するための手法

この目的を達成するため、互いに反対方向の2つの単一方向性のバスと、該バスに接続された複数のステーションと、上記バス上に一定の間隔でタイムスロットを生成する少なくとも1つの先頭ユニットとを有する通信ネットワークへのアクセスを調整するための本発明の方法は下記の (a) ないし (f) のステップを含む。

(a) 連続的なサイクルの間、順次的なサイクル番号と初期値がゼロの予約カウンントとを有する予約コマンドを上記バス上に定期的に発行するステップ。

(b) 各ステーションによつて当該ステーションのデータ伝送のためのスロット要求の数を表わす要求カウンントだけ上記予約カウンントを増分するステップ。

(c) 各ステーションにおいて予約カウンントを増分する

のに用いられた各要求カウンントと予約コマンドのサイクル番号とを自己のローカル予約待ち行列に記憶するステップ。

(d) 全てのステーションを通つた各予約コマンドについて、当該予約コマンドに含まれていたサイクル番号及び関連する累算された予約カウンントを大域予約待ち行列に記憶するステップ。

(e) 上記連続的なサイクルの各サイクルごとに、対応するサイクル番号を有するサイクル開始コマンドを発行し、そのサイクル番号について上記大域予約待ち行列において記憶された累算された予約カウンントに等しい数の空スロットのシーケンスを上記サイクル開始コマンドに続いて送出するステップ。

(f) 各ステーションにおいて、自己のサイクル番号を有する開始コマンドを検出した後にデータ伝送のための r 個の空スロットをアクセスするステップ（ただし、 r は当該ステーションの上記ローカル予約待ち行列において記憶された対応するサイクル番号を有する要求カウンントである）。

また、この目的を達成するため、互いに反対方法の2つの単一方向性のバスと、該バスに接続された複数のステーションと、上記バス上にタイムスロットを生成する少なくとも1つの先頭ユニットとを含み、各ステーションは通過する予約フィールドの内容を修正することによつてスロットのアクセスを要求し未処理のアクセス要求に関するレコードを保存するような通信ネットワークにおける複数のアクセス要求を処理する本発明の装置は、

(a) 上記先頭ユニットの各々において、順次的なサイクル番号と初期値がゼロの予約カウンントとを有する予約コマンドを定期的に送出する手段と、サイクル番号及び関連する予約カウンントを有するエントリを各位置に順番に記憶していく大域予約待ち行列と、予約コマンドを受取つて該受取つた各予約コマンドからサイクル番号及び累算された予約カウンントを上記大域予約待ち行列における1つの位置に転送する手段と、順次的なサイクル番号を有する開始コマンドを送出し、該開始コマンドの送出後に対応するサイクル番号を有する大域予約待ち行列において記憶された予約カウンントに等しい数の空スロットを送出する手段と、

(b) 上記ステーションの各々において、サイクル番号と関連するローカルに要求されたスロットカウンントとを有するエントリを各位置に順番に記憶していくローカル予約待ち行列と、バスを伝播する予約コマンドからサイクル番号を抽出して当該予約コマンドにおける予約カウンントをローカルに要求されたスロットカウンントだけ増分する手段と、抽出されたサイクル番号とローカルに要求されたスロットカウンントと一緒に上記ローカル予約待ち行列における1つの位置に挿入する手段と、

バスを伝播する開始コマンドにおけるサイクル番号と上

記ローカル予約待ち行列の1つの位置におけるサイクル番号とを比較して、一致するサイクル番号を記憶する位置におけるスロットカウンタの値によつて示される数の空スロットでデータを伝送する手段と、

を有することを特徴としている。

以下、本発明の作用を実施例とともに説明する。

D. 実施例

1) 環境システム (基本ネットワーク)

第1A図及び第1B図は本発明を適用しうる通信ネットワークの2つの形式を示した図である。これらのネットワークは2つのバス (又はバスセグメント) から成り、これらのバスの間に多数のステーション (ノード) が接続される。各バスを介する情報は一方のみで流れる。したがって、2つのバスで情報は互いに反対方向に流れる。2重バス構成と呼ばれる第1A図のネットワークは2つの分離したバスA (11) 及びB (13) を含む。2つの先頭ユニット HE-A (15) 及びHE-B (17) は双方のバスに接続される。各先頭ユニットはデータ伝送のためのバスに沿つてノードステーション (19-1、19-2、…、19-N) で使用されるタイムスロットを送出する。これについては後で説明する。特別の予約手法はステーションによるバス上のスロットへのアクセスを調整するのに使用される。

折り重ね式バス構成と呼ばれる第1B図に示されるネットワークは、実質的には、複数のノードステーション (25-1、25-2、…、25-N) と、単一の先頭ユニット (27) と、バスA及びバスB又はアウトバウンドバス (31) 及びインバウンドバス (33) とそれぞれ呼ばれる2つのバスセグメントから成る折り重ね式バスとを有する。折り重ね接続 (29) は2つのバスセグメントを相互接続するために最後のステーションNのところの設けられる。その先頭ユニットはアウトバウンドバス (A) にタイムスロットを送出しインバウンドバス (B) で返送タイムスロットを受取るため両方のバスセグメントに接続されている。第1A図の2重式バスネットワークにおけるように、2つのバスセグメント上の情報は互いに反対方向で流れる。同じアクセス機構をこの折り重ね式バスシステム上で用いることもできる。

説明の簡単のため、“バス”という用語は以下、2重式バスシステムの2つの別個のバスの各々、及び折り重ね式バスシステムの2つのバスセグメントの各々いずれの場合にも用いられるものとする。また、簡単のため、以下では先頭ユニットは単に先頭、ノードステーションは単にステーションということがある。

第1A図の2重式バスシステム上では全てが重複するという事実 (たとえば、バスBへのアクセスのためのバスA上の要求、及びバスAへのアクセスのためのバスB上の要求) に起因する説明の複雑さを避けるため、以下、本発明を第1B図の折り重ね式バスシステムに関連してだけ説明する。しかしながら、本発明はそのような2重式バ

スシステムにおいてもうまく適用されることに留意されたい。そのために必要な変更については最後に言及する。

2) スロット構造

第2図は情報の転送のためにバス上で使用されるタイムスロットのフォーマットを示す図である。これらのスロットは先頭ユニットで連続的に生成される。各スロットは70バイトを有し、アクセス制御フィールド (ACF) 及びデータセグメントフィールドを含む。データセグメントフィールドにおける情報は、送信すべき実際のデータの他、ヘッダを含んでいてもよい。ヘッダには宛先アドレスや、本アクセス機構が用いられるアプリケーションに特定された他の制御情報が含まれる。これは本発明とは直接の関係がないのでこれ以上の説明は省略する。アクセス制御フィールドACFは2バイトすなわち16ビットで構成される。1ビットのフィールドであるB/Fフィールドはデータセグメントフィールドが既にデータを含むか (ビジー) 又はまだ利用可能か (フリー) どうかを示す。2ビットの優先フィールド (PRI) は各スロットが4つの優先順位のどれに属するのかわかる。このフィールドの内容は複数の未処理のアクセス予約の間の最高の優先順位を示すもので、先頭ユニットによつてセットされる。

ACFの残りの部分によつて13ビットの媒体アクセス制御 (MAC) コマンドが伝達される。MACコマンドは先頭ユニットによつて生成されたスロットに挿入される。この他、様々なコマンドを設けることができる。本実施例で選択したものは第6図を参照して第4節に示されている。

3) 本発明の原理

第3図、第4図及び第5図を参照しながら本発明の主要な特徴を説明する。循環予約式多重アクセス手法の基本的なオペレーションは2つのMACコマンドを必要とする。すなわち、予約コマンドと開始コマンドである。第3図で示したように、時間は各々が整数個のスロットから成る可変長のサイクルに分割される。1つのサイクルは、先頭ユニットで発行された番号付きの開始コマンドによつて開始される。番号*i*を有するサイクルを開始する前に先頭ユニットは長さ値 (予約されたスロットカウンタ) がゼロにセットされたサイクル*i*について番号付けされた予約コマンドを発行する。送信すべきデータを有するステーションは十分な数のスロットについての要求をバス上で通過するのが観測される次の予約コマンドに挿入し、そのサイクル番号と要求したスロットカウンタとをローカルの予約待ち行列に記録する。要求されたスロットの数を表わす値を予約コマンドにおいて既に累積された長さ値に加えることによって、1つの要求が予約コマンドに挿入される。

第4図は1つのサイクル (*x*) について予約コマンド及びスロットセグメントの内容が折り重ね式バスを伝播する

場合にどのように進んでいくかを示す図である。第4図の(A)においては、様々な場面における予約コマンドが示されている。RES(x, n)は長さ値nを有するサイクルxの予約コマンドを表わしている。図からわかるように、まず、先頭ユニットがサイクル番号が“x”にセットされかつその長さがゼロにセットされた予約コマンドを生成する。ここでステーションN1がサイクルxにおいて2セグメントのフレームを送信したいものと仮定する。ステーションN1は予約コマンドの長さ引数を増分することによって2つのスロットを予約する。同様に、ステーションN2及びN3は自己の要求した量だけ長さ引数をそれぞれ増分する(この例では、それぞれ1及び3である)。この結果、予約コマンドが先頭ユニットに戻ると、その長さ引数はサイクルxについてこれらのステーションで要求された合計6個のスロットを示すことになる。

第4図の(B)、(C)及び(D)は予約コマンドに回答して先頭ユニットで生成された6個のスロットのシーケンスを示す図である。これらのスロットは2つの開始コマンドST(x)及びST(x+1)の間で発行される。1つのスロットにおける数(N1, N2, N3)はどのステーションによってデータセグメントがそのスロットに挿入されたかを示している。図からわかるように、サイクルxが始まると、サイクルが“x”にセットされた開始コマンドが生成される。各ステーションはこのコマンドを受取ると、次のスロットでサイクルxが始まるとわかる。次にこのステーションは自己のローカル予約待ち行列をチェックする。もしこれがそのサイクルで予約を有していれば、そのサイクルにおける最初の空スロットを待つ。そのスロットをビジーにセットした後、それは予約済みのフレームの最初のセグメントを送信する。多重セグメントフィールドの場合、要求された(既に要求された)と同じ数のスロットを用いて全体のフレームを送信する。1つのフレームの全てのデータセグメントは連続的なスロットで送信される(すなわち、他のステーションからのデータセグメントに干渉するスロットはない)。

第4図の例においては、サイクルxの開始後、2つのスロットがステーションN1で使用される。これらの後には、ステーションN2で使用された1つのスロットとステーションN3で使用された3つのスロットが続く。ここで、サイクル(x+1)の開始がすぐに続くようサイクル(x+1)は空でないと仮定する。(折重ね式バス構成の場合、ステーションはインバウンドバスを通過するスロットからデータセグメントをコピーすることによってそのデータセグメントの受信を行う。)

第5図は折重ね式バスを介するMACコマンド及びデータセグメントを有するスロットの部分的なシーケンスを示す図である。この図は開始コマンドで発行されたサイクルの番号(図中、丸で示す)と、予約コマンドで発行さ

れたサイクルの番号(図中、四角で示す)と、任意のスロットで伝送されるデータセグメントのための起点ステーションの識別子(図中、サイクル番号が付加されている)とを含む。各予約コマンドは3つの部分(RES1, RES2, RES3)から成る。これについては次節で説明する。先頭ユニットは戻ってきた各予約コマンドを評価して、各サイクル番号とともに、全てのステーションで要求されたスロットの累算された合計の数をサイクル長さ値として大域予約待ち行列に記憶する。各サイクルのエントリが大域予約待ち行列の先頭に達すると、先頭ユニットは番号付けされた開始コマンドを発行し、その後、大域予約待ち行列に記憶された長さ値が示す数と同じだけの空スロットを生成する。

各ステーションは、番号付きの開始コマンドをみた後、最初の空スロットを待つてそのステーションのローカル予約待ち行列において各サイクル番号とともに記憶された長さ値によって示される数と同じだけのデータ伝送のための空スロットを使用する。未処理のキューされたアクセス予約の数を調整するためのコマンドがさらに存在するが(たとえば、“確認”及び“拒否”)、これについては次節でさらに詳しく説明する。

4) 媒体アクセス制御コマンド(MACコマンド)

第6図は本発明に基づいて使用されるMACコマンドのフォーマットを示す図である。MACコマンドは6つ存在し、これらは各コマンドの先頭にある3ビットのオペコードによって区別される。各MACコマンドは他にそのコマンドが有効である優先クラスを示す2ビットのフィールド(PRI)を伝達する。

予約コマンド(A, B, C)はシーケンスで(3つの分離したスロットで)発行される3つの部分(RES1, RES2, RES3)から成る。第1の部分RES1(A)はサイクル番号を伝達し、第2及び第3の部分(RES2, RES3)は2つの8ビットフィールドを伝達する。この2つの8ビットフィールドで16ビットの2進数が形成される。これはそのサイクルで要求されたスロットの合計数(すなわち、サイクルの長さ)を示すものである。RES2(B)における数は合計の長さ値の下位部分を構成し、RES3

(C)における数はその上位部分を構成する。

長さフィールドのサイズしたがってMACコマンドのサイズ及び予約コマンドを各部分に分配することは設計の問題である。これはシステムにおけるステーションの数、各スロットのデータセグメント長などに応じて決まる。必要な全てのパラメータ(優先度、サイクル番号及び合計の長さ値)を伝達するのに十分な長さを有する1部分から成る予約コマンドを用いることも可能である。この場合、MACコマンドの構造は比較的長くなり、これは望ましくない。というのは、多くのスロットはコマンドを全く伝達せず(NOOP)、伝送容量が浪費されるからである。そこで、本実施例の解決法(各々8ビットのパラメータを有する3つの部分から成る予約コマンド)は良好

な妥協案として選択された。

確認コマンド (D) は優先順位及びサイクル番号を伝達する。これは全てのステーションに、各サイクル番号についてのそれぞれの予約が受諾され有効化された (確認された) ことを示すものである。

開始コマンド (E) は優先順位及びサイクル番号を伝達する。開始コマンドを載せるスロットは当該サイクルについて発行される空スロットのカウントには含まれない。開始コマンドのスロットは実際には前のサイクルの最後のスロットであり、そのセグメントで当該サイクルからの最後のデータセグメントを伝達する。

拒否コマンド (F) は後で説明するバックプレツシヤ機構をインプリントするために設けられる。このコマンドは将来的な使用のために予約されたフィールドを有している。拒否コマンドの用法については次節でさらに詳しく説明する。

回復コマンド (G) は伝送エラーのような事象によつてシステムが作動不能になつた状況からの回復のために設けられる。回復コマンドはアクションフィールドを伝達する。このアクションフィールドの内容によつて各ステーションの実行すべきステップが決まる。

NOOPコマンド (H) はMACコマンドによつて制御されるアクションが全く要求されない場合にバス上に発行される任意のスロットに挿入されるものである。

5) 先頭ユニットの待ち行列のアーキテクチャ

第7図は循環予約多重アクセス手法を実現するために先頭ユニットに設けられた待ち行列及びレジスタを示す図である。

大域予約待ち行列 (GRQ) 41はゼロでない各サイクルについて、サイクル番号及びサイクルの長さ (予約されたスロットの数) から成るエントリを保持する。現サイクルレジスタ (CCR) 43は現サイクルの番号と、そのサイクルについて残りの長さ値を保持する。先頭ステーションによつて、1つのスロットが生成されるたびに、その長さ値が1つだけ減分される。現サイクルレジスタにおける長さ値がゼロに到達すると、新しいエントリ (もしあれば) が大域予約待ち行列からフェツチされ、新しいエントリのサイクル番号を有する開始コマンドがアウトバウンドバスに発行される。

予約タイマ45は一定の間隔で予約コマンドのディスパッチングを生じさせる。連続する予約コマンド間の時間的な間隔は最もきびしいスループットの要件で決まる。これはシステム構成時に選択されセットされる。現サイクル番号を各予約コマンドに挿入できるよう、この予約タイマに関連して1つのカウンタが設けられる。このカウンタは拒否コマンドが発行された場合に初期値にリセットすることができる。これについては後で説明する。

これらのユニットは循環予約多重アクセス手法の基本的なオペレーションには十分である。しかしながら、バックプレツシヤ機構を設けることもできる。これにより、

新しい予約を初期的に仮りの状態に保つて、一定の状況の場合にこれを拒否する (取消す) ことができる。この機構を用いて、予約スロットの数によつて大域予約待ち行列の長さを事前に選択された値以下に維持する。この値は伝送媒体の不十分な利用率を引き起こさない範囲で可能な限り小さい値にすべきものである。この機能はハードウェア及び性能上の利点の双方を有する。予約待ち行列に必要なサイズは可能な限り小さいサイズに維持されるので、ハードウェア的にはわずかで足りる。また、送信すべきフレーム (データセグメントの) を有する低い負荷のステーションは自己の予約が待ち行列の先頭に到達する前に長時間待つ必要がないので、性能も向上する。このステーションの性能は他のステーションによつて提示された負荷によつて厳格には影響されない。さらに詳しくいえば、各ステーションにおける最大のアクセス遅延は最小にされる。1つのフレームのアクセス遅延はそのフレームが実際に伝送されるまでにローカルデータ待ち行列の先頭に到達したときからの経過時間として定義される。

バックプレツシヤ機構は1つのしきい値パラメータを必要とする。このしきい値はネットワークをフルに利用することを保証するための最小の値にセットされる。この最小値はそれによつてアクセス遅延が最小になることを理由に選択される。

バックプレツシヤしきい値BTは $BT = INT(a) + K$ に選択することができる。ただし、 $a = d/T$ (d は往復の遅延)、 T = スロット伝送時間、 $INT(a)$ は a の整数部分を意味し、 K は実施例に依存する整数でだいたい1ないし3である。

カウンタ47はスロット予約の現在の数を表わす値を保持するために設けられている。1つのエントリを大域予約待ち行列に転送するたびに、カウンタ47の内容はその長さ値にだけ増分される。先頭ステーションによつて生成された各スロットごとに、このカウンタの値は1つだけ減分される。新しいエントリが大域予約待ち行列に転送されると、2つのオペレーションが遂行される。第1に、サイクル番号を有する確認コマンドがディスパッチされ、これにより、各サイクルの予約が確認されたことを全てのステーションに示す。第2に、このカウンタの内容が1つのしきい値と絶えず比較される。カウンタの内容が所与のしきい値を超えたときは、まだ確認されていない全ての未処理の予約が拒否されたことを全てのステーションに示すための拒否コマンドが発行される。ステーションは先頭ステーションが予約コマンドの送信を再開したときに対応するフレームのために新しい予約をとることになる。

戻つてきた拒否コマンド及び予約コマンドを適切に処理するため、先頭ユニットはエラスティツクバッファ (EBU) 49を有する。予約コマンド又は拒否コマンドが戻つてきたときは、オペコード及び予約コマンドの場合には

サイクル番号及び累算された予約値（長さ）がまずエラストイツクバッファに挿入される。予約のエントリ（関連する長さ値を有するサイクル番号）はゲート51（そのゲートが開いていれば）を介してアウトバウンドバス上のスロットのベースで（すなわち、アウトバウンドバスのスロットクロックの制御の下で）大域予約待ち行列に転送される。そうでないとき、すなわち、ゲートが転送時に閉じているときは、エラストイツクバッファからの各エントリは廃棄される。

ゲートは次のようにして制御される。拒否コマンドが発行されたとき（すなわち、スロット予約の数がそのしきい値を超えたとき）、ゲートは閉じる。各拒否コマンドは先頭ユニットに戻ってきたとき、エラストイツクバッファ49に入力される（オペコードのみ）。拒否コマンドのオペコードがエラストイツクバッファの先頭から読み取られると、ゲートが再び開く。これにより、バスを通過する途中で拒否コマンドによつてステーションにおいて拒否された全ての予約エントリもエラストイツクバッファから廃棄され、したがつて大域予約待ち行列に入力されないことが保証される。

先頭ユニットは拒否コマンドを発行した後、予約コマンドの発行を停止する。先頭ユニットは拒否コマンドが有効であつた最小のサイクル番号を記録し、過負荷状態が終了した場合、そのサイクル番号から始まる予約コマンドの発行を再開する。

6) ステーションの待ち行列のアーキテクチャ

第8図は循環予約多重アクセス手法を実現するために各ステーションに設けられる待ち行列及びレジスタを示す図である。

確認予約待ち行列（CRQ）53はサイクル番号及びそのステーションによつて予約されたスロットの数（長さ）から成るエントリを各サイクルについて保持する。現サイクルレジスタ（CCR）55は現サイクルの番号と、そのサイクルについて予約されたスロットの残りの数を表わす長さ値とを保持する。開始コマンドがステーションによつて受取られると、そのサイクル番号は確認予約待ち行列において含まれるものと比較される。これらが一致した場合は、そのエントリは現サイクルレジスタに転送される。

仮予約待ち行列（TRQ）57は、そのステーションが1つの予約を通過する予約コマンドに入力した場合に、サイクル番号及び予約されたスロットの数（長さ）から成るエントリを受取るために設けられる。確認コマンドがステーションで観測されたときは、そのサイクル番号は仮予約待ち行列57における先頭のエントリと比較され、これらが一致した場合には、この先頭のエントリが確認予約待ち行列53に転送される。

エントリ／リエントリ待ち行列（ERQ）59を設けることにより、新しい予約（要求）の入力及び拒否された予約の正しい処理が可能となる。そのステーションが拒否コ

マンドを受取ったときは、常に、仮予約待ち行列57の全てのエントリがエントリ／リエントリ待ち行列59の先頭にただちに転送される。

予約コマンドがそのステーションに到着しかつERQ57が空でないときは、4つのオペレーションが遂行される。

第1に、ERQの先頭のエントリからの長さ値が予約コマンドにおける長さ値に加えられる（簡単のため、このオペレーションは図には示していない）。第2に、予約コマンドのサイクル番号がERQの先頭のエントリに入力される。第3に、ERQの先頭のエントリがデキューされ、その長さ値が予約コマンドのサイクル番号とともにTRQにエンキューされる。第4に、ERQが空になったときに、そのステーションのより上位の層にデータセグメントの次のフレームの長さを（新しい予約のための要求として）送信するためのクレジットが与えられる。

7) ポインタを有するRAMにおけるステーションの待ち行列のインプリメンテーション

各ステーションにおいて設けられた3つの待ち行列（すなわち、CRQ、TRQ及びERQ）は分離した記憶ユニットに存在させる必要はない。これらは第9図に示すような4つのポインタを使用する単一のRAMにおいてインプリメントすることができる。これが可能なのは、これら3つの待ち行列に一度入力された全てのエントリは厳密に同じ順序で残っているという理由による。

第9図からわかるように、3つの待ち行列53、57及び59に対して、単のランダムアクセスメモリ（RAM）61及び4つのポインタレジスタ63、65、67及び69が設けられる。（RAMのアドレスの増加する方向は図において上部から下部に向かう方向である）。

第1のポインタレジスタ63は確認予約待ち行列の先頭位置を示すポインタCRQ-HEAD-PTRを含む。第2のポインタレジスタ65は仮予約待ち行列の先頭位置を示すポインタTRQ-HEAD-PTRを含む。第3のポインタレジスタ67はエントリ／リエントリ待ち行列の先頭位置を示すポインタERQ-HEAD-PTRを含む。第4のポインタレジスタ69は次のエントリを入力すべき場合にエントリ／リエントリ待ち行列の末尾位置を示すポインタERQ-NEXT-PTRを含む。

新しいエントリはERQ-NEXT-PTRで示される既存の記憶されたリストの末尾に加えられるだけである。エントリを1つの待ち行列の先頭から次の待ち行列の末尾に移動すべきときは、常に、対応するポインタの値が1つだけ増分される。たとえば、エントリをTRQからCRQに移動する場合、レジスタ65における値は1つだけ増分される。このように、エントリを移動する必要は全くなく、ポインタレジスタにおける値を変更するだけでよい。

はじめに、全ての待ち行列が空の場合、4つの全てのポインタレジスタの値は同じである。新しいエントリがあるたびに、レジスタ69の値が増分される。仮予約待ち行列57の全体の内容をエントリ／リエントリ待ち行列59に

戻す場合（拒否コマンドに回答して）、レジスタ67にはレジスタ65の値がロードされる。

これらの待ち行列及びポインタが動作中にRAMの端から端まで動くので、RAMの用い方としてはもちろんこれを循環的に使用しなければならない（最上位のアドレスが使用されたときは最下位のアドレスから始まる）。

8) ステーションにおける循環予約多重アクセスのインプリメンテーション

第10図は本発明に基づく循環予約多重アクセスのために各ステーションに必要な機能ユニットをインプリメントする回路を示す図である。これは第8図及び第9図に示した原理に対応するものである。

ここで、ステーション間において情報は光ファイバを介する光学的信号の形式でバス31及び33を介して転送されると仮定する。アウトバウンドバス31においては、光／電気コンバータ及びデコーダ71ならびに電気／光コンバータ及びデコーダ（E/O）73がこれらの間の電気的バスセクション31Aと共に存在する。インバウンドバス33においては、光／電気コンバータ及びデコーダ（O/E）75ならびに電気／光コンバータ及びデコーダ（E/O）77がこれらの間の電気的バスセクション33Aと共に存在する。コンバータ71はライン79にクロック信号を送出し、コンバータ75はライン81にクロック信号を送出する。MACコマンドデコーダ83はバス31Aに接続され、自己の出力ライン85に検出されたMACコマンドの識別子を送出し、自己の出力ライン87に検出されたMACコマンドに含まれるパラメータ（すなわち、サイクル番号又は長さ値）を送出する。MACコマンドデコーダは、さらに、各スロットのACFにおけるB/Fフィールドをチエツクして、ライン88を介して伝送制御ユニットに“フリー”信号を供給する。

MACコマンドデコーダ83によつて供給される情報はプロトコルプロセッサ及びポインタマネジャ（PPM）89に与えられる。PPM89は予約待ち行列を管理し、その予約及びアクセスのプロシージャを制御する。その機能は以下にリストされる。予約待ち行列の場合、ランダムアクセスメモリ（RAM）91が設けられ、これは第9図のRAM61に対応する。

通過スロットにおけるアクセス制御フィールドACFの内容（B/Fフィールド及びMACコマンド）を変更するために、変更ユニット93をバス31Aに設ける。変更ユニット93はライン95を介して伝送制御ユニット97から制御信号を受取り、ライン99を介してPPM89からパラメータ値を受取る。伝送制御ユニット97はライン101を介してPPM89と待ち行列RAM91との間で交換される。

ローカルデータを通過スロットに挿入するために、以下のユニットが設けられる。ライン107を介してステーションからデータセグメントを受取るデータセグメントバッファ105と、バス31Aに挿入されライン111によつてデータセグメントバッファ105に接続されるマルチプレク

サ109である。（データセグメントバッファ105は待ち時間をなくしかつ同時的な読取り／書込みを可能とするための交互的なオペレーション用にダブルバッファとしてインプリメントされる。）ライン113及び115を介する伝送制御ユニット101から供給される信号の制御の下で、バッファ105からのデータセグメントはバス31Aを介するデータストリームに挿入することができる（そうでないときは、データストリームはマルチプレクサによつて変更されずに通過する）。ライン115を介する制御信号は、データセグメントが伝送される場合にさらにデータを要求するためによりステーションのより上位の層にも供給される。

アクセス要求に応じてライン117を介してそのステーションのより上位の層により供給された長さ値はRAM91における待ち行列に挿入することができ、PPM89は他のアクセス要求を供給できるようそのステーションにライン119を介してクレジット信号を送ることができる（ライン117を介する長さ値又はスロットカウンタの形で）。PPM89及び伝送制御ユニット93の機能は以下の通りである（ライン85を介して供給されMACコマンドの識別子によつて、及び待ち行列の内容によつて制御される）。以下のリストにおいて、“LOC-LENGTH”は予約コマンドへの挿入のためステーションによつてローカルに供給される長さ値（要求されたスロットの数）を意味し、“LS-LENGTH”及び“MS-LENGTH”は予約コマンドにおいて累算された長さ値（スロットの数）の下位部分及び上位部分をそれぞれ意味する。

a) 予約コマンド（RES1、RES2、RES3）が検出された場合

30 a1) RES1からサイクル番号をコピーする（87）
ERQ91における先頭のエントリが空でないときは、サイクル番号を挿入し、長さ値をコピーしてLOC-LENGTHとして記憶し、エントリをERQからTRQに転送する（ポインタを変更することによつて）。

a2) RES2からLS-LENGTHをコピーする（87）
LS-LENGTHにLOC-LENGTHを加え、新しいLS-LENGTH（99）をRES2に挿入し、MS-LENGTHのためにLS-LENGTHからの桁上げを保持する。

40 a3) RES3からMS-LENGTHをコピーする（87）
MS-LENGTHに桁上げを加え、新しいMS-LENGTHをRES3に挿入し（99）、（ERQが空であるば）そのステーションのより上位の層にクレジット信号を送る（119）。

b) 開始コマンドが検出された場合

サイクル番号をコピーし（87）、サイクル番号とERQ（91）の先頭とを比較する。もし一致すれば、“サイクルアクティブ”ラッチをセットする。

c) “サイクルアクティブ”ラッチがセットされた場合
各スロットごとに、空かどうかをチエツクする（88）。空であれば、マルチプレクサ付勢信号（113）を送り、データ（115）を送り、スロットビジー（95）をセット

し、待ち行列 (91) の先頭における長さを減分する。
待ち行列 (91) の先頭において長さがゼロかどうかチェックする。もしそうなら (ポインタを変更することによつて) 次のエントリを待ち行列 (91) の先頭に転送し、“サイクルアクティブ” ラッチをリセットする。

d) 確認コマンドが検出された場合

サイクル番号をコピーし (87)、TRQ (91) の先頭と比較する。もし一致すれば、エントリをTRQからCPQに転送する (ポインタを変更することによつて)。

e) 拒否コマンドが検出された場合

エントリをTRQからERQの先頭に転送する (ERQの先頭についてのポインタをTRQの先頭のポインタに変更することによつて)。

インバウンドバス33Aを通過するスロットからデータを受取るために、以下のユニットが設けられる。フレーム受信パツファ121とアドレスデコーダ123である。これらは両方ともバスに接続される。アドレスデコーダはそのステーションのローカルアドレス又はそのステーションを含むグループアドレス (特定のシステムのために定義されたセグメントヘッダにおいて2) を検出したときは、ライン125を介してそのステーションのより上位の層にデータセグメントの到着を知らせて、ライン127を介する信号によつてフレーム受信パツファを制御してバスを通過するセグメントからデータを受信する。このデータセグメントはライン129を介してそのステーションのより上位の層に対して利用可能となる。

種々のユニット (特にコンバータ71及び75) は要求に応じてライン79及び81を介して供給されるクロック信号を受取る。

9) 先頭ユニットにおける循環予約多重アクセスのインプリメンテーション

第11図は本発明に基づく循環予約多重アクセス手法のため先頭ユニットに必要な機能ユニットをインプリメントする回路を示す図である。これは第7図に示した原理に対応している。

ここで、情報は光ファイバを介する光学的信号の形でバス31及び33を介して転送されるものと仮定する。アウトバウンドバス31の場合、電気的バスセクション31Aに接続された電気/光コンバータ及びエンコーダ (E/O) 131が存在する。インバウンドバス33の場合、電気的バスセクション33Aに接続された光/電気コンバータ及びデコーダ (O/E) 133が存在する。コンバータ133はライン134を介してクロック信号を供給する (さらにライン134Aを介して別のスロットクロック信号を供給する)。

クロック発生器135はライン136を介して先頭ユニットにおける全てのユニットのためのシステムクロック信号を供給する (さらにライン136Aを介して別のスロットクロック信号を供給する)。

スロット生成器137は第2図に示すフォーマットを有するタイムスロットを一定の間隔で生成する。スロット生

成器137はMACコマンド優先付けユニット139からMACコマンドフィールドへ挿入すべき情報を受取る。この優先付けユニット139が必要なのは次の理由による。すなわち、先頭ユニットの異なるユニットが異なるMACコマンドを生成し、そのようなコマンドが2つ同時に発生した場合に優先度の選択を行わなければならないからである。この選択については後で説明する。

予約タイマ141は予約コマンドを所定の間隔で生成し、ライン143及びライン145を介してオペコード及びコマンドパラメータ (サイクル番号及びゼロにセットされた長さ値) をMACコマンド優先付けユニット139へそれぞれ供給する。

予約タイマ141はライン147を介して供給されるデータによつて所望の値にセットできる (システム構成時に) 間隔を持つタイマを有する。予約タイマの停止及び前の値へのサイクル番号のリセットを付勢するために、このユニットはさらに各確認コマンドのサイクル番号と、“禁止信号” とを受取る。これらの詳細については後で説明する。

- 20 サイクル生成器149は適時に開始コマンドを生成してライン151及び153を介してそのオペコード及びサイクル番号をMACコマンド優先付けユニット139にそれぞれ供給する。サイクル生成器149は第7図に示す現サイクルレジスタ43を有する。ライン155を介して、現サイクルレジスタ43は1つのスロットが生成され伝送されるたびにスロット生成器137から制御信号を受取って現サイクルレジスタにおける長さ値を減分する。この値がゼロになると、対応する標識信号がライン157を介して大域予約待ち行列に供給され、この待ち行列が新しいサイクルのためライン159を介してサイクル生成器149に先頭のエントリを転送する。

大域予約待ち行列のために1つの記憶ユニット161が設けられる (第7図の待ち行列41に対応する)。待ち行列のオペレーションを制御するため、及び大域予約待ち行列の長さを管理するため、制御ユニット163が設けられる。その機能は後でもつと詳しく説明する。大域予約待ち行列161はエラスティックパツファ169 (これは第7図のエラスティックパツファ49に対応する) からゲート167を介してライン165上の入力を受取る。GRQ161へ転送されるエントリ (すなわち、サイクル番号及び長さ値) もライン165を介して制御ユニット163に転送される。ゲート167は制御ユニット163からの“拒否” 信号 (ライン171) によつて閉じることができ、一方、エラスティックパツファ169からの制御信号 (ライン173) によつて開くことができる。これは拒否コマンドのオペコードが先頭のエントリにあらわれた場合に活動化される。ゲート167はライン136Aを介してスロットクロック信号を受取つて、スロット時間ごとにエラスティックパツファから大域予約待ち行列へのエントリの転送を付勢する。ライン173を介する制御信号 (拒否オペコード検出) も制御ユ

ニツト163に供給される。

MACコマンドデコーダ175及びアセンブルレジスタ177はインバウンドバスセクション33Aに接続され、戻ってくるスロットで伝達されるMACコマンドの内容を受取る。3つの予約コマンドの部分のうちの1つ又は拒否コマンドがMACコマンドデコーダによつて検出されると、対応するコード化標識がライン179を介してアセンブルレジスタに転送される。

アセンブルレジスタ177は、MACコマンド標識の制御の下で、3つの連続的な予約コマンドの部分 (RES1、RES2、RES3) の各シーケンスから、サイクル番号及び2つの長さ値を単一のエントリに累算する。このエントリは次にエラストイツクバツファ169に転送される。拒否コマンドが受信されたときは、アセンブルレジスタはオペコードだけを抽出して、これを1つのエントリとしてエラストイツクバツファ169に転送する。

制御ユニット163は、1つのエントリがエラストイツクバツファから大域予約待ち行列に転送された場合に、ライン185及びライン187を介してオペコード及びサイクル番号をそれぞれMACコマンド優先付けユニット139に供給することによつて1つの確認コマンドの生成を生じさせる。確認サイクル番号がさらにライン187を介して予約タイマ141に供給される。既に述べたように、制御ユニットは拒否コマンドを発行すべき場合に“拒否”信号をライン171に出す。この信号がゲート165に供給されて、ゲートが閉じる。この信号と同時に、拒否コマンドのオペコードがライン189を介してMACコマンド優先付けユニット139に供給されて、次の可能なスロットへのMACコマンドの挿入が行われる。さらにこれと同時に、ライン191に“禁止”信号が出されて予約タイマ141を停止させるためそこに供給される。未処理のスロット予約の数やしきい値よりも小さくなると、制御ユニット163は予約タイマへの“禁止”信号ライン191を非活動化して、予約タイマの動作の再開を付勢する。

MACコマンド優先付けユニット139、予約タイマ141及び制御ユニット163の機能及び動作を以下でさらに詳しく説明する。

MACコマンド優先付けユニット139は自分の受取った各コマンドのオペコードに関連するパラメータとともに一時的に記憶してこれらを以下の優先度でスロット生成器137に送る。優先度の高い順にいうと、これは、1) 開始コマンド、2) 確認コマンド、3) 拒否コマンド、4) 予約コマンドである。1つの予約コマンドは常に3つの部分 (RES1、RES2、RES3) で生成されるため、間に入る開始コマンド、確認コマンド又は拒否コマンドによつて割込まれる場合がある。これは望ましくないもので、以下のルールを実施してもよい。すなわち、予約コマンドの第1の部分 (RES1) の伝送の後、その第2の部分 (RES2) 及び第3の部分 (RES3) を、他のコマンドの到着とは無関係に常に直ちに次々と伝送することである。

予約タイマ141は自己のタイマと、予約コマンドが発行されるたびに1つだけ増分されるサイクルカウンタとを有する。予約タイマ141は以下の機能を遂行する。すなわち、最後に発行された確認コマンドのサイクル番号 (ライン187を介して受取ったもの) を一定のレジスタに保持し、“禁止”信号ライン191が活動化されたときに自己のタイマを停止し、サイクルカウンタの値を最後の確認コマンドについて記憶されたサイクル番号に1を加えた値にリセットし、“禁止”信号ライン191が非活動化されたときに自己のタイマを再始動することである。

制御ユニット163は以下の手段を有する。すなわち、残りの累算された予約カウントを保持するためのカウンタ (第7図の47に対応する) と、確認コマンドのオペコード及び拒否コマンドのオペコードをそれぞれ供給するためのレジスタ/生成器と、最後に確認されたサイクルの番号に1を加えたものを保持し転送するためのレジスタと、そのしきい値を保持するレジスタと、そのカウント (残りの長さ又は予約スロットの数) としきい値とを比較するための比較器である。

以下の機能が種々の制御情報及びステータス情報に応答して制御ユニット163によつて実行される。

a) スロット予約の残りの数についてのカウンタ (47) を保持し、そのカウントを、GPQに転送すべきスロット予約の数 (165) だけ増分し、先頭ユニットによつてスロットが生成されるたびに (155) カウントを1つだけ減分する。

d) カウントの各増分の後、確認されたサイクル番号 (187) をMACコマンド優先付けユニット及び予約タイマに転送し、確認コマンドのオペコード (185) をMACコマンド優先付けユニットに送る。

c) GRQの長さについてのしきい値を保持し、カウントの各増分の後にそのカウントとしきい値とを比較する。しきい値を超えたときは、バツファとGRQとの間のゲートに拒否/開成通知 (171) を送り、拒否コマンドのオペコード (189) をMACコマンド優先付けユニットに送り、予約タイマへの“禁止”信号ラインを活動化する。

d) “拒否コマンド受信”標識 (173) があつたときは、予約タイマへの“禁止”信号ラインを非活動化する。

10) バックプレツシヤ機構の概要

第12図はバックプレツシヤ機構の作用を説明する図である。図の上方では、矢印が先頭ユニットで発行されるMACコマンドを表わしている。Ri、Ci及びSiはサイクルiについての予約コマンド、確認コマンド及び開始コマンドをそれぞれ表わしている。RJは拒否コマンドを表わす。図の下方には、戻ってくるMACコマンドが示されている。最下位の行は先頭ユニットに到着しエラストイツクバツファに入力されたときのコマンドを示している。その上の行はエラストイツクバツファからGRQに転送さ

れているコマンドを示す。図に示す階段構造はGRQにおける確認された予約の数及びCCRにおける残りのものを表わしている。b=10のところの線はバックプレツシヤのしきい値を表わす。ただし、値10は単なる例にすぎない。

ここで、図の始まりのところにおいて、サイクル1、2及び3についての予約コマンドが発行されバス上を伝播していると仮定する。まず、R1が4つ分の長さで戻つて、バツファを介してGRQに渡される。このとき、確認コマンドC1が発行され、次のスロット時間で開始コマンドS1が早くも発行される。4つの予約が未処理であり、これらはスロットが生成されるたびに1つだけ減分される。この間荷、予約コマンドR4が発行される。次にR2が戻つて、バツファを介してGRQに入力される。したがつてその内容は14(残りの2に新たな12を加えたもの)に上がる。これはしきい値を超えている。その結果、確認コマンドC2を送つた後、先頭ユニットは次のスロット時間で拒否コマンドを発行する。エラスティツクバツファとGRQとの間のバツファは、図の下方の行の間の実線で示されるように、直ちに閉じられる。したがつて、R3及びR4は先頭ユニットに戻つてきた場合、エラスティツクバツファに挿入されるが、GRQには転送されない。RJコマンドが戻つてきた場合にのみ、遅れて到着した予約をGRQに転送できるよう、ゲートが再び開けられる。残りのスロット予約の合計の数がしきい値よりも小さい場合は、先頭ユニットは確認された最後のサイクルの後の番号から始まる予約コマンドの発行を再開することができる。最後の確認コマンドはC2であつたので、次の予約コマンドはサイクル3に関するものである。これは、合計の予約数がしきい値より下がつた場合に発行されるコマンドR3'によつて示される。その後、一定の予約間隔で、さらに予約コマンドが発行される。R4'は繰返されたものであるが、R5及びR6は新しいものである。図からわかるように、R3'及び後のR4'はエラスティツクバツファに到着すると、普通に挿入され、後でGRQに転送することができる。確認コマンドC3及びC4ならびに後続の開始コマンドS3及びS4は適時に発行される。

これは、GRQにおけるスロット予約の数にCCRにおけるものとを加えたものがせいぜい1つ分のサイクル長しかしきい値を超えることができないことを意味する。

11) 2重バス構成のための変更

これまでの説明は戻つてきたMACコマンドを受取る先頭ユニットを1つしか持たない折重ね式バスシステムについて行つてきた。第1A図で示したような2重バスシステムの場合、一定の変更が必要である。これを第13図を参照しながら説明する。

バスAへのアクセスは図の上部(A)で示した。先頭ユニットHE-AはバスAを介するデータ伝送のための空のスロットを生成する。バスAに挿入されるデータもバスAから受信しなければならない。というのは、これらの

スロットは他方でバスを介しては戻らないからである。先頭ユニットHE-AはさらにバスAのサイクルについて確認コマンド、開始コマンド及び拒否コマンドを発行する。この他、先頭ユニットHE-AはバスAへのアクセス要求についての大域予約待ち行列を保持している。しかしながら、バスAへのアクセスについての予約コマンドはバスB上では反対方向に移動しなければならない。したがつて、これらは先頭ユニットHE-Bによつて発行される。これは先頭ユニットHE-Bが先頭ユニットHE-Aのためにするサービスである。バックプレツシヤの機構がなければ、これが必要な全てとなる。というのは、サービスを行う先頭ユニットHE-Bは大域予約待ち行列のステータス及びバスAを介するデータ伝送について知る必要がないからである。

バックプレツシヤ機構及びしたがつて拒否コマンドが用いられる場合は、拒否状況の後、幾つかの予約コマンドを繰返さなければならない。したがつて、先頭ユニットHE-Bは先頭ユニットHE-AのGRQにおける予約のステータスに関して一定の情報を持っていなければならない。これは次のようにして処理される。

先頭ユニットHE-Bは先頭ユニットHE-Aからの確認コマンドを認識するため、及び最も遅れて確認されたサイクル番号を記憶するための手段を具備する。先頭ユニットHE-Bは、さらに、先頭ユニットAからの拒否コマンドを認識するため、及びその予約タイマのカウンタ(これは予約コマンドを発行するために用いられる)へ最も遅れて確認されたサイクルの番号に1を加えたものを挿入するための手段を具備する。先頭ユニットHE-Bは、さらに、ステーションによる使用のため、特定のマーキング(たとえば、予約フィールドにおいて)を有する拒否コマンドをバスBを介して逆に送る。このマーキングは先頭ステーションHE-Aが戻つてきた自己のコマンドと先頭ユニットHE-Bによつて発行された本来の拒否コマンドとを区別できるようするために必要となる。その後、より小さい番号から始まる予約コマンドが単に発行される。これは、先頭ユニットHE-Bが拒否コマンドを受取った際に現状空前のサイクル番号へ単にバツアップするにすぎないことを意味している。

第13図の下部(B)は全ての機能が交換された場合、すなわち、予約がバスAで行われ先頭ユニットHE-Aが先頭ユニットHE-Bのためのサービスとして予約コマンドを発行する場合におけるバスBの伝送の状況を示している。

12) 優先順位の取扱ひ

これまでの説明は単一の優先順位レベルに関して行つてきた。しかしながら、第2図のスロットフォーマットを参照して述べたように、複数の優先順位レベルを設けることも可能である。各々の優先順位レベルについて、待ち行列及び関連する回路(予約タイマなど)を重複させなければならない。しかしながらスロット生成器及びMA

Cコマンド優先付けユニットは一度設けるだけでよい。より高い優先順位を有するMACコマンドを発行しなければならないときは、常に、それはより低い優先順位のコマンドに対して先取した優先順位を有する。さらに、より低い優先順位についての1サイクルのスロットはより高い優先順位についての1サイクルのスロットの開始によつて割込まれる。

第14図には異なる優先順位が2つしかない簡単な例の場合のこのような状況が示されている。ここでは、低い優先順位及び高い優先順位に対してそれぞれ大域予約待ち行列193L及び193Hが存在する。この図には、低優先順位MACコマンド生成器195L及び高優先順位MACコマンド生成器195Hがそれぞれ示されている。これらはMACコマンドを生成することのできる第11図に示したユニットの全てを表わすものであり、各優先順位ごとに重複して設けられる。MACコマンド優先付けユニットの機能は参照番号197に示した。これは優先順位先取の原理に基づいて異なる優先順位レベルのMACコマンドを併合する付加的な機能（同じ優先順位の異なるMACコマンドの間の優先度を調整するという機能の他に）を有する。

結果的なスロットシーケンスがMACコマンド優先付けユニット197の出力のところに示されている。まず、低優先順位のx番目のサイクルについて開始コマンドST

(L, x)が発行されている。このサイクル及び優先順位レベルが幾つかのスロットが発行された。次に、高優先順位のy番目のサイクルについて開始コマンドST

(H, y)が発行された。低優先順位のスロットの発行は直ちに中断される。ただし、このサイクル(L, x)の残りの長さは対応するレジスタに保存される。高優先順位の開始コマンドが発行されると、高優先順位のサイクルyに必要な全ての空スロットが続く。その後、低優先順位の空スロットの生成が再開され、残りの数のスロットが発行される。こうして、高優先順位のサイクルが全く必要ないのであれば、低優先順位の次の開始コマンドST(L, x+1)が発行され、その後、そのサイクルの空スロットが続く。

13) 付加的な変更

ノードステーションにおける先頭機能

第1A図、第1B図、第13図(A)、第13図(B)及びそれらに関連する説明では、先頭ユニットの機能は別個の装置に設けられ、各ステーションはそのシステムの単なるユーザーであると仮定していた。しかしながら、先頭ユニットについて別個の装置を必要としないよう、先頭ユニットの機能と1つのユーザステーションの機能を1つの装置内にまとめることも可能である。さらに、先頭ユニットの機能に必要な手段を各ステーションの装置に設けることも可能である。これは冗長的なやり方ではあるが、このようにすれば、ネットワークの再構成はいつでも行うことが可能となる。換言すれば、このシステムは個別的なセッションで作動できるが、又は、先頭機能を

含む障害ステーションをネットワークから分離して残りのシステムで作動可能とすることができる。

MACコマンドの経済的な発行

スロットフォーマットの例(第2図)及びスロットシーケンスの例(第5図)において、各スロットがMACコマンドのためのスペースを有するACFフィールドを伝達するということが示されている。本発明を用いることのできる別のやり方は、B/Fフィールド及び優先フィールドだけを含む(データセグメントフィールドの他に)データスロットと、MACコマンドのための別個の制御スロットを設けることである。そのような場合、これらのデータスロットの他に、1つ又は複数のMACコマンドを伝達する単一の制御スロットが続くことになる。この制御スロットはこれらのデータスロットと同じサイズにしてもよいし、1つのデータスロットよりもずっと短い小型のスロットにしてもよい。

この解決法は特定のシステムにおいてMACコマンドの平均的な数が生成される合計のスロット数に比べて小さい場合に有利である。換言すれば、この解決法によると、実際には有益な情報を伝達しない多数のNOOPコマンドの伝達をなくすことができる。

E. 発明の効果

以上説明したように本発明は個々のステーションの伝送の必要度が異なる場合でも伝送ネットワークの利用を最適化できるという効果を奏する。この最適化の達成はネットワークの速度と距離との積には依存しない。

本発明は、さらに、他のステーションが全く伝送の要求を持たないという状況において1つ又は複数のステーションがネットワークの全部の要量を利用できるという効果を奏する。

本発明は、さらに、過負荷状態におけるアクセス要求のレートを下げるため、現在の伝送の必要度に応じて各ステーションに作用するバックプレッシャ機構を適用することができるという効果を奏する。

本発明は、さらに、この多重アクセス手法を複数の優先順位レベルの各々に個別的に使用できるという効果を奏する。

この他、本発明を用いるシステムにおいて、全ての大域制御情報が先頭ユニットに集中化される。したがって、この情報を複製する場合における不整合の問題がなくなる。しかも、ノードの状態はローカルな情報しか持たないので、新たに活動化されたノードステーションによる状態の獲得の必要はない。

【図面の簡単な説明】

第1A図及び第1B図は本発明を適用することのできるバス構成を示す図、第2図はバスで使用されるスロットのフォーマットを示す図、第3図は本発明に基づくバスシステムの循環オペレーションを説明する図、第4図は本発明に基づく循環予約及びアクセス機構を説明する図、第5図はスロットの部分的なシーケンスの例を示す図、第

25

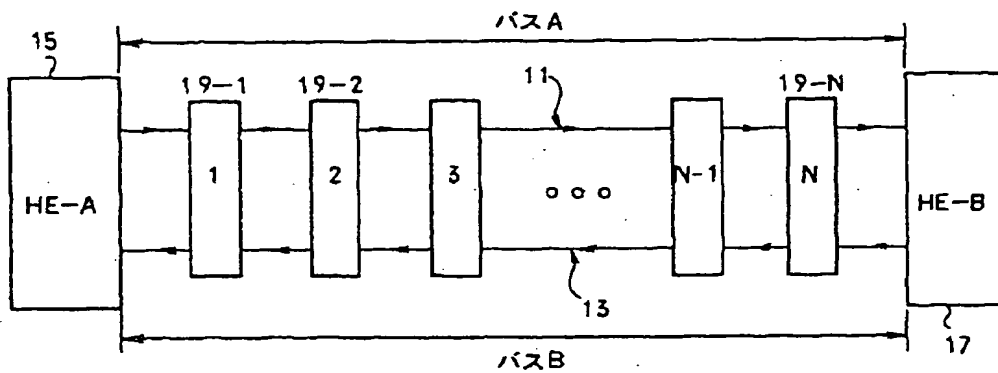
6図は本発明に基づくMACコマンドのフォーマットを示す図、第7図は先頭ユニットにおける予約待ち行列の構成を示す図、第8図はステーションにおける予約待ち行列の構成を示す図、第9図はステーションにおける予約待ち行列の他の実施例を示す図、第10図はステーション

26

における回路の構成を示す図、第11図は先頭ユニットにおける回路の構成を示す図、第12図はバックプレッシャ機構の動作を説明する図、第13図は本発明を2重バスシステムに適用した場合における変更を説明する図、第14図は異なる優先順位の取扱いを説明する図である。

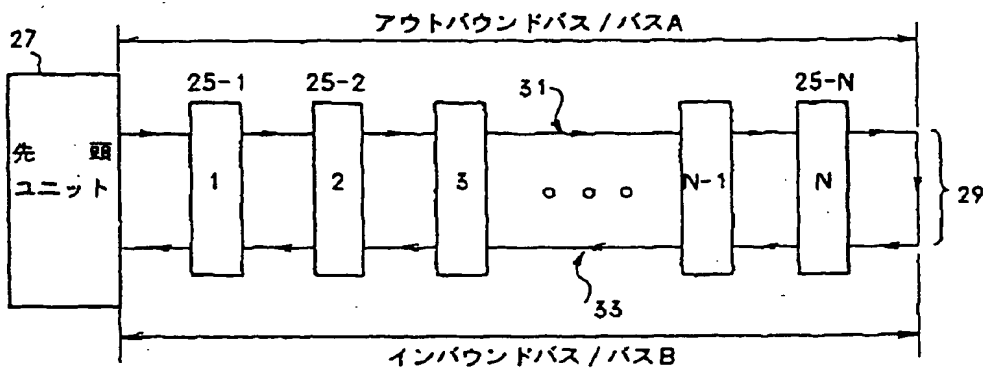
【第1A図】

2重バス構成



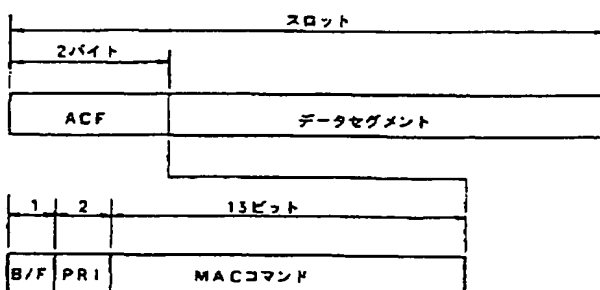
【第1B図】

折り重ね式バス構成



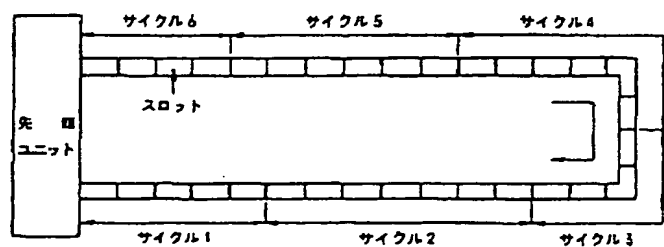
【第2図】

スロットフォーマット



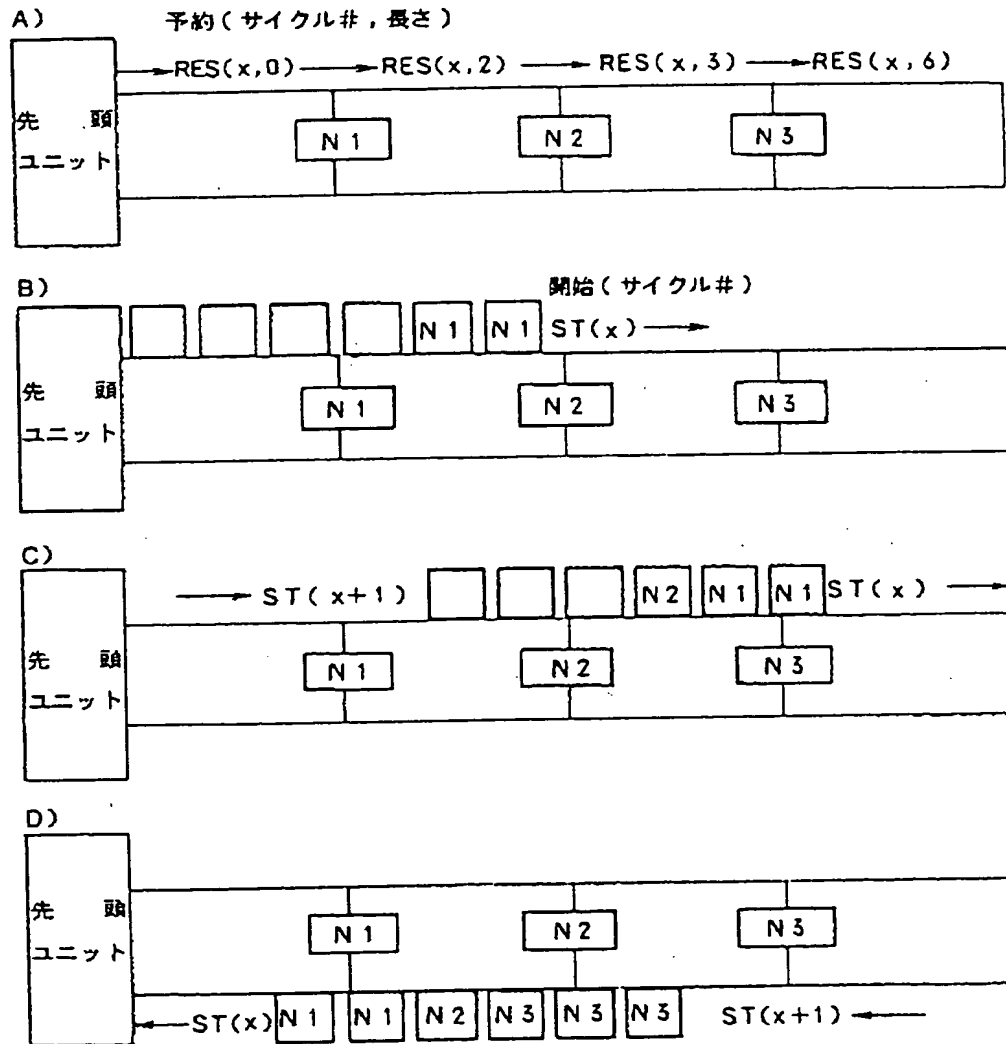
【第3図】

環アクセス機構

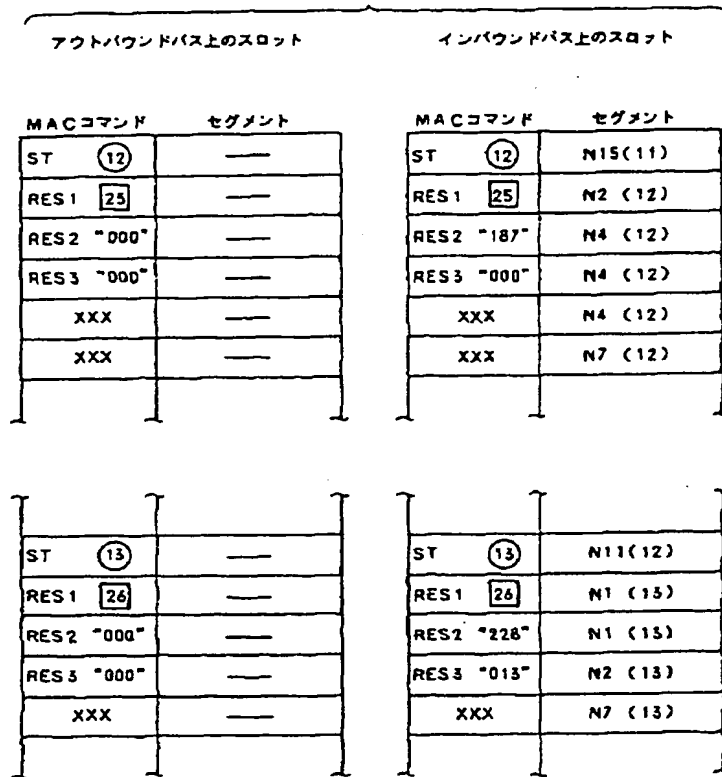


【第4図】

循環予約及びデータ挿入



【第5図】

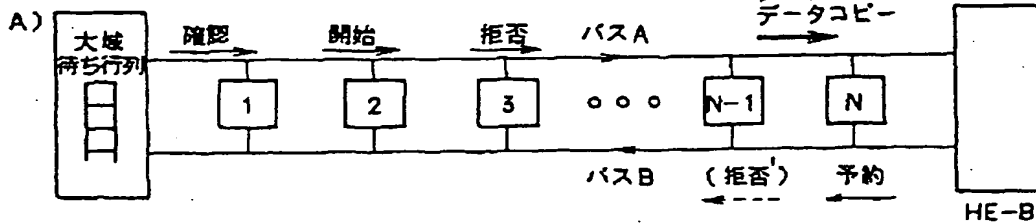


例：
 N1 (12) = サイクル 12 についてのステーション
 N1 からのデータ

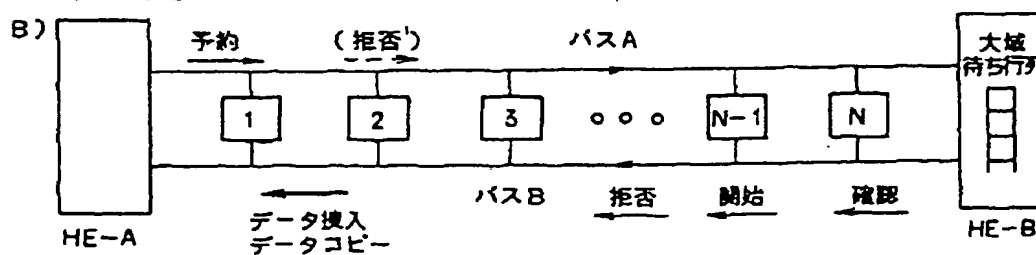
【第13図】

2重バス構成

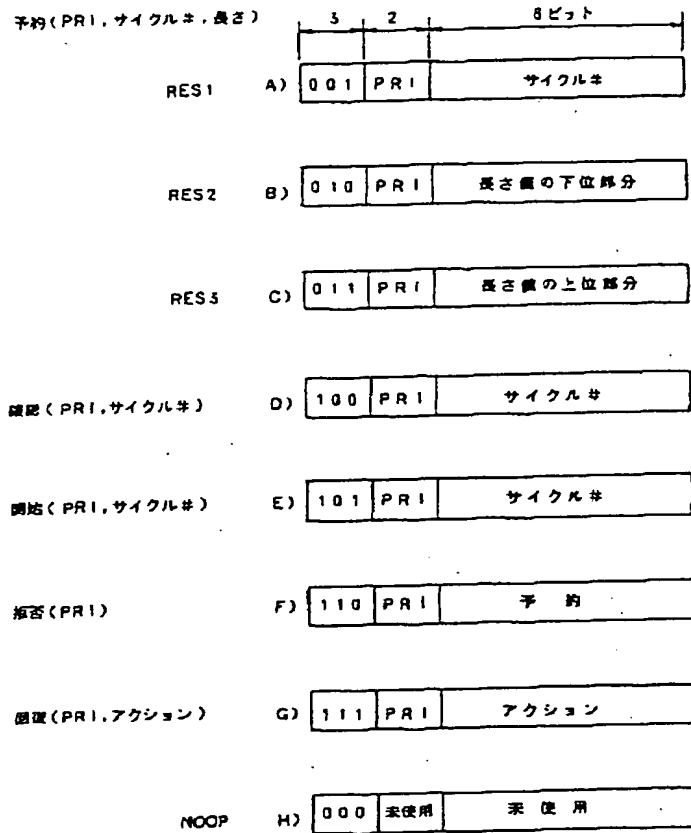
バスAのアクセス:



バスBのアクセス:



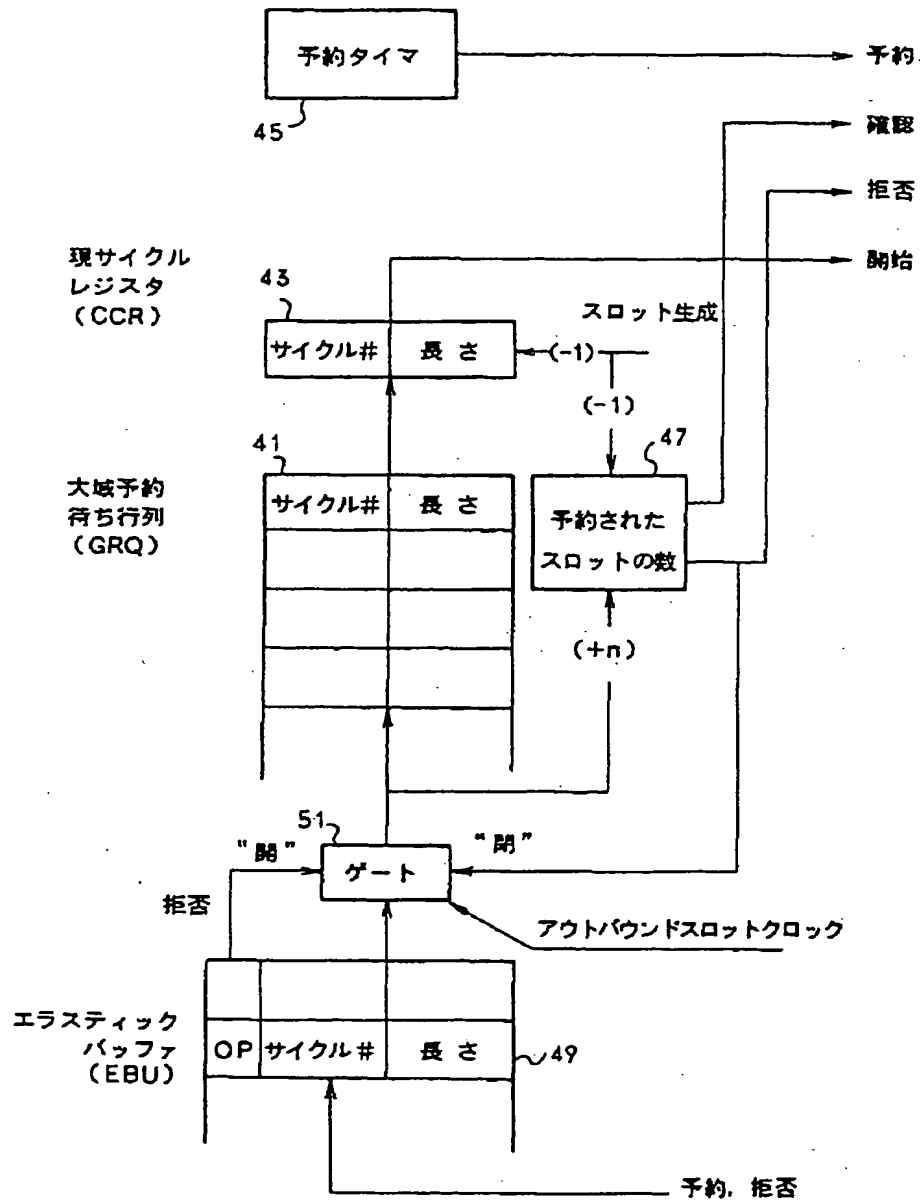
【第6図】



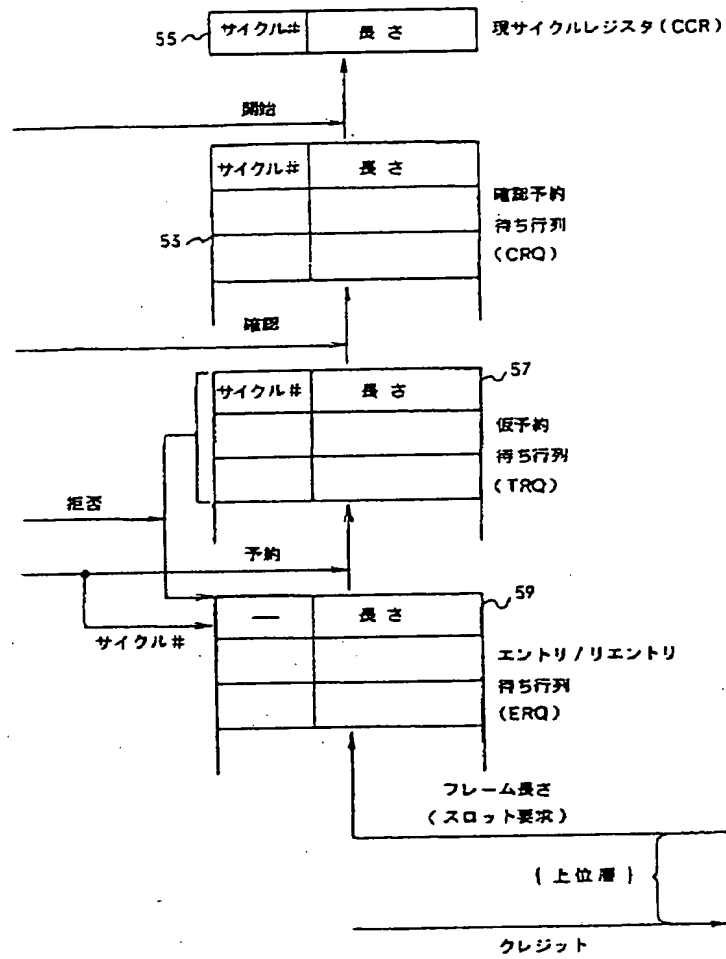
MACコマンド

【第7図】

先頭ユニットの待ち行列のアーキテクチャ



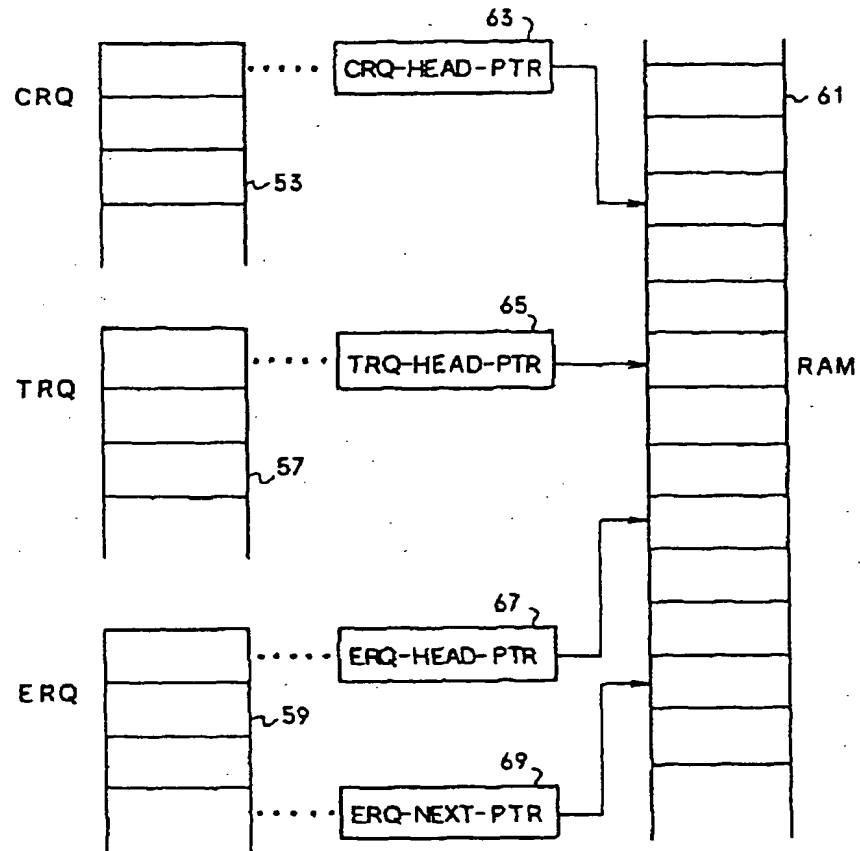
【第8図】



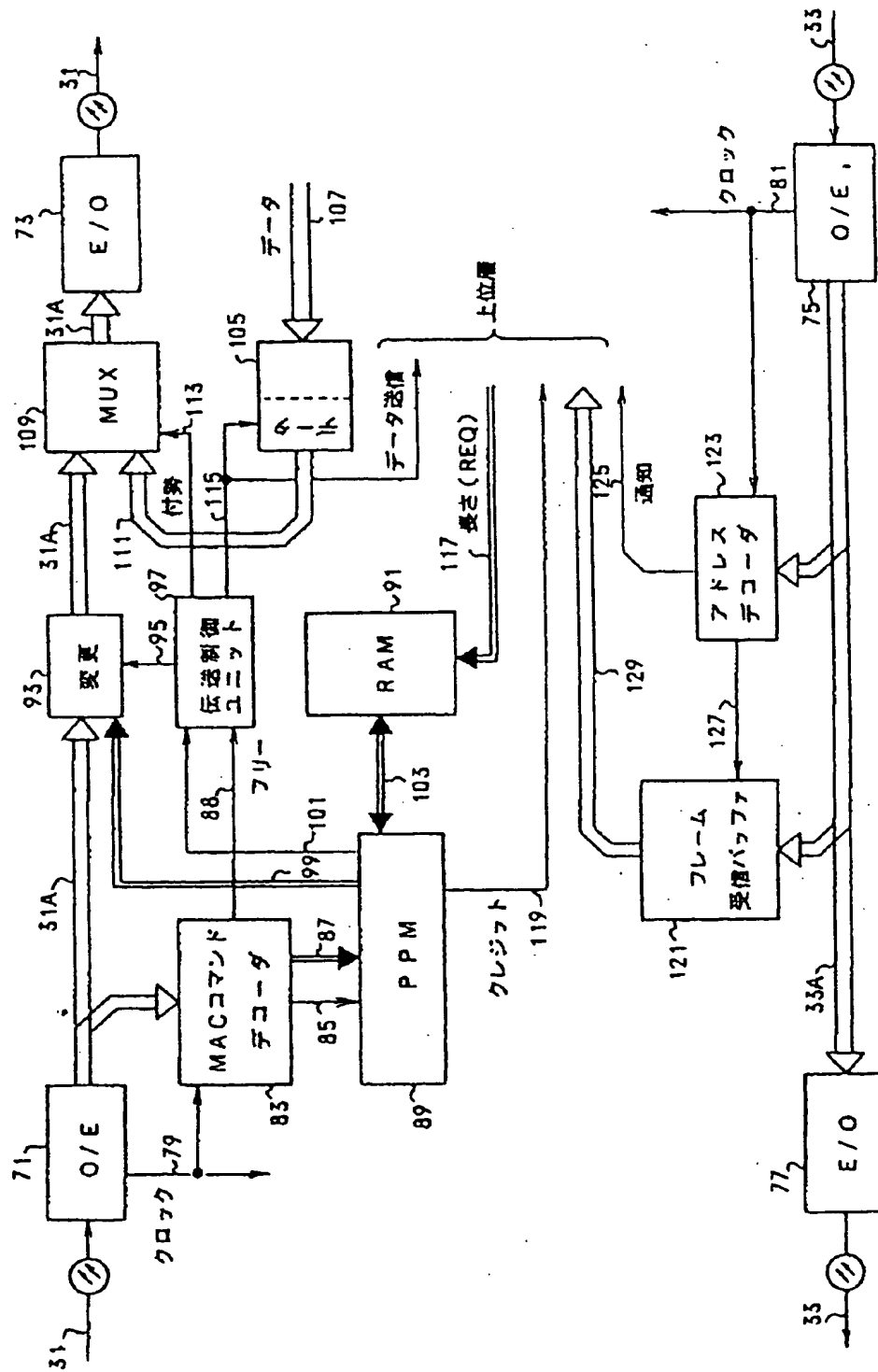
ステーションの待ち行列のアーキテクチャ

【第9図】

ステーション待ち行列の他の実施例

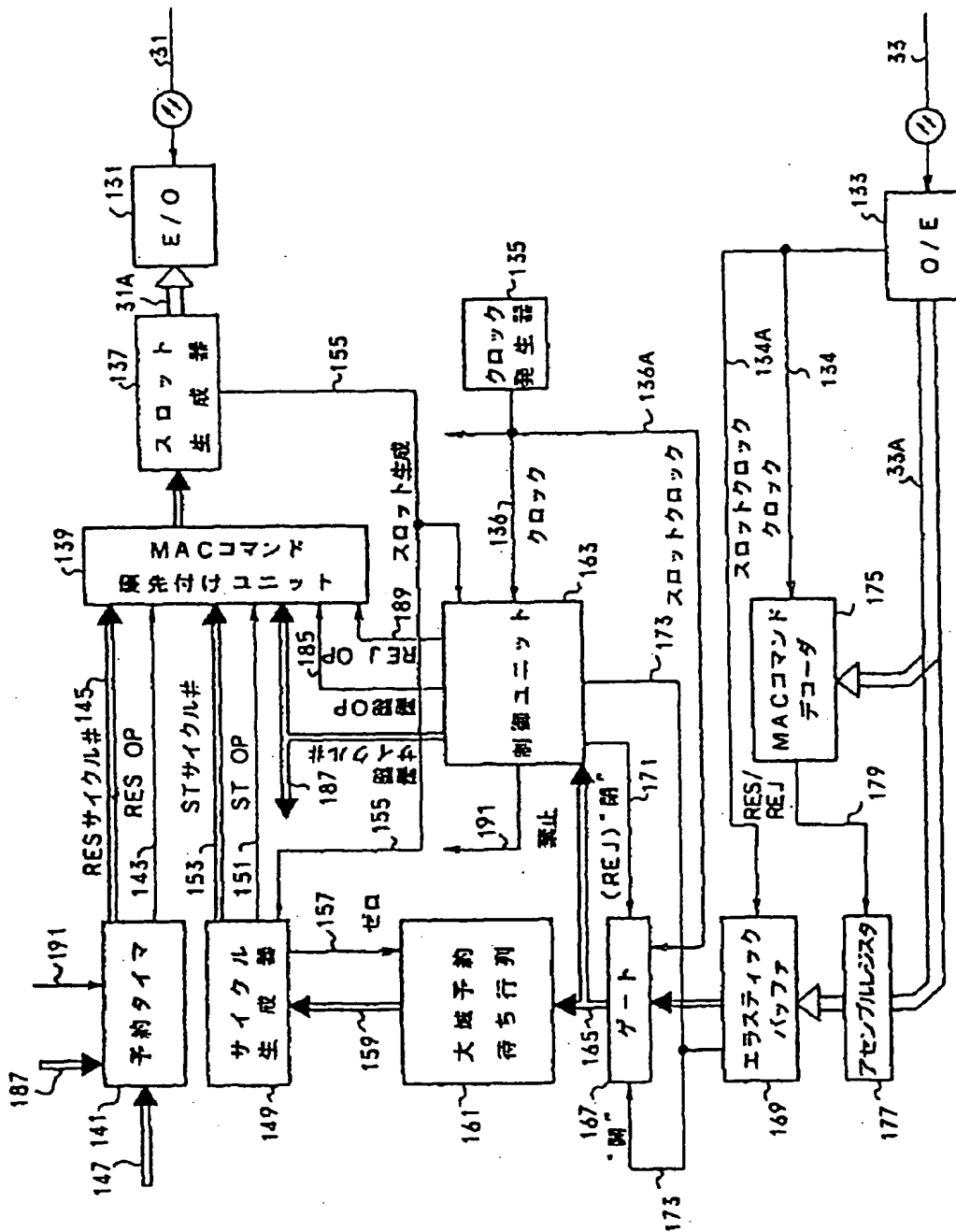


【第10図】



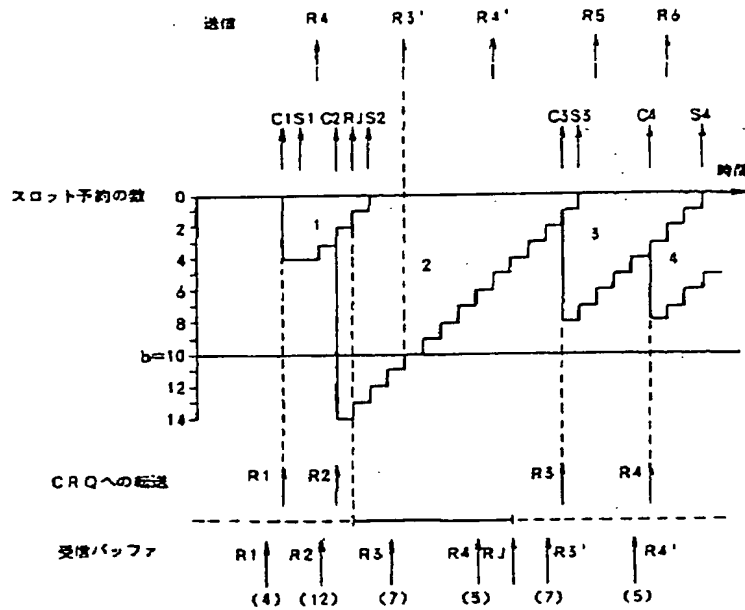
ノードステーション

先頭ユニット

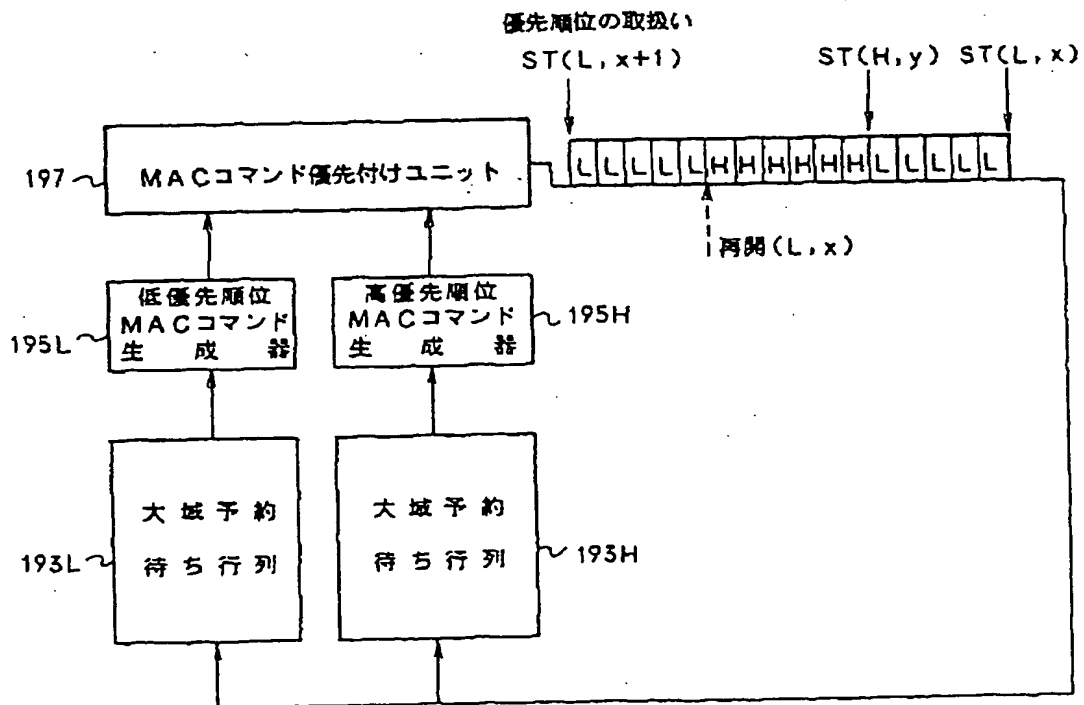


【第12図】

バックプレッシャ機構の作用



【第14図】



フロントページの続き

- (56) 参考文献 特開 昭54-114903 (J P, A)
特開 昭57-101463 (J P, A)
特開 昭62-224131 (J P, A)
特開 昭62-500978 (J P, A)
米国特許4763320 (U S, A)